

TRAFFIC CONTROL IN COMMUNICATION SYSTEM

Publication number: RU2166236

Publication date: 2001-04-27

Inventor: FILIP GINZBORG (FI); TOM KHELENIUS (FI)

Applicant: NOKIA TELECOMMUNICATIONS OY (FI)

Classification:

- international: **H04Q3/00; H04L12/56; H04Q3/00; H04L12/56;** (IPC1-7): H04L12/56

- European: H04L12/56D1

Application number: RU19980110782 19961108

Priority number(s): FI19950005407 19951109

Also published as:

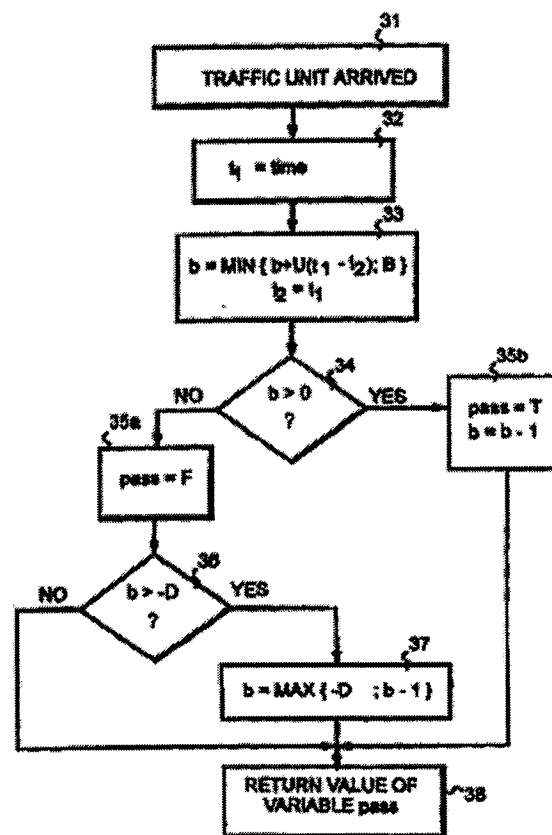
WO9717784 (A1)
EP0860068 (A1)
US6349088 (B1)
FI955407 (A)
EP0860068 (A0)

more >>

Report a data error here

Abstract of RU2166236

communication systems transmitting traffic blocks. **SUBSTANCE:** traffic control using, for example, data-item blocks for traffic measurements in network using asynchronous mode of transmission includes following operations: maintenance of continuously varying value showing if individual traffic block can be transmitted; variation of mentioned value so that traffic intensity lower than particular predetermined value changes mentioned value in first direction but not more than to first predetermined limit and traffic intensity higher than mentioned predetermined value changes mentioned value in second direction; rejection of traffic blocks at instant when this value in mentioned second direction rises to particular predetermined second limit. In order to ensure saving of frequency band of system, mentioned value is also changed for traffic blocks being rejected in mentioned second direction but not more than to particular predetermined third limit (-D, H); when mentioned value is between second and third limits, it should change again in first direction at least to mentioned second limit before traffic blocks are received. **EFFECT:** improved precision of data transmission. 6 cl, 11 dwg



Data supplied from the esp@cenet database - Worldwide



(19) RU⁽¹¹⁾ 2 166 236⁽¹³⁾ C2
(51) МПК⁷ H 04 L 12/56

РОССИЙСКОЕ АГЕНТСТВО
ПО ПАТЕНТАМ И ТОВАРНЫМ ЗНАКАМ

(12) ОПИСАНИЕ ИЗОБРЕТЕНИЯ К ПАТЕНТУ РОССИЙСКОЙ
ФЕДЕРАЦИИ

(21), (22) Заявка: 98110782/09, 08.11.1996
(24) Дата начала действия патента: 08.11.1996
(30) Приоритет: 09.11.1995 FI 955407
(43) Дата публикации заявки: 10.05.2000
(46) Дата публикации: 27.04.2001
(56) Ссылки: US 5132966 A, 21.07.1992. SU 1162058 A, 15.06.1985. SU 1790038 A1, 23.01.1993. US 5315586 A, 24.05.1994. EP 0658999 A2, 21.06.1995. EP 0629065 A2, 14.12.1994. EP 0666701 A1, 09.08.1995.
(85) Дата перевода заявки РСТ на национальную фазу: 09.06.1998
(86) Заявка РСТ: FI 96/00607 (08.11.1996)
(87) Публикация РСТ: WO 97/17784 (15.05.1997)
(98) Адрес для переписки: 129010, Москва, ул. Большая Спасская 25, стр.3, ООО "Городисский и Партнеры", Емельянову Е.И.

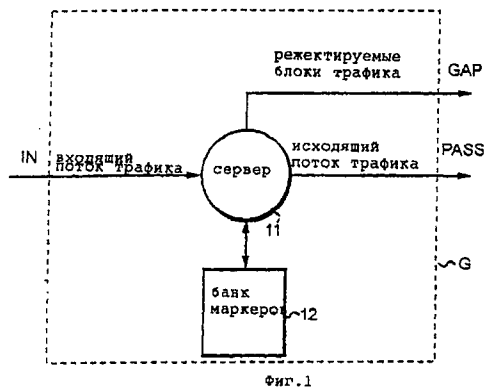
(71) Заявитель: НОКИА ТЕЛЕКОММУНИКЕЙШНЗ ОЙ (FI)
(72) Изобретатель: Филипп ГИНЗБОРГ (FI), Том ХЕЛЕНИУС (FI)
(73) Патентообладатель: НОКИА ТЕЛЕКОММУНИКЕЙШНЗ ОЙ (FI)
(74) Патентный поверенный: Емельянов Евгений Иванович

(54) УПРАВЛЕНИЕ ТРАФИКОМ В СИСТЕМЕ СВЯЗИ

(57)
Изобретение относится к системе связи, передающей блоки трафика, и может быть использовано, например, при измерении трафика с использованием блоков из элементов данных в сети с асинхронным режимом передачи. Технический результат - повышение точности передачи данных. Повышение точности передачи данных осуществляется за счет того, что способ включает операции поддержания непрерывно изменяющейся величины, определяющей, может ли передаваться индивидуальный блок трафика, изменения значения указанной величины так, что интенсивность трафика ниже, чем конкретное предварительно определенное значение, изменяет значение указанной величины в первом направлении, но не более чем до предварительно определенного первого предельного значения, а интенсивность трафика выше указанного

предварительно определенного значения изменяет указанное значение во втором направлении, и режекции блоков трафика в момент, когда значение указанной величины в упомянутом втором направлении достигает конкретного предварительно определенного второго предельного значения. Для обеспечения экономии полосы частот системы значение упомянутой величины также изменяют для режектируемых блоков трафика в упомянутом втором направлении, но не более чем до конкретного предварительно определенного третьего предельного значения (-D, H), и когда значение указанной величины находится между вторым и третьим предельными значениями, оно должно вновь изменяться в упомянутом первом направлении, по меньшей мере, до упомянутого второго предельного значения, прежде чем блоки трафика будут приниматься. 4 с. и 2 з.п. ф-лы, 8 ил.

RU 2166236 C2



RU 2166236 C2



(19) RU (11) 2 166 236 (13) C2
(51) Int. Cl. 7 H 04 L 12/56

RUSSIAN AGENCY
FOR PATENTS AND TRADEMARKS

(12) ABSTRACT OF INVENTION

(21), (22) Application: 98110782/09, 08.11.1996
(24) Effective date for property rights: 08.11.1996
(30) Priority: 09.11.1995 FI 955407
(43) Application published: 10.05.2000
(46) Date of publication: 27.04.2001
(85) Commencement of national phase: 09.06.1998
(86) PCT application:
FI 96/00607 (08.11.1996)
(87) PCT publication:
WO 97/17784 (15.05.1997)
(98) Mail address:
129010, Moskva, ul. Bol'shaja Spasskaja 25,
str.3, OOO "Gorodisskij i Partnery",
Emel'janovu E.I.

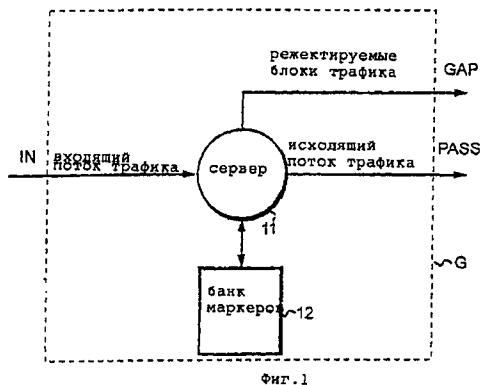
(71) Applicant:
NOKIA TELEKOMM'JU NIKEJShNZ OJ (FI)
(72) Inventor: Filip GINZBORG (FI),
Tom KhELENIUS (FI)
(73) Proprietor:
NOKIA TELEKOMM'JU NIKEJShNZ OJ (FI)
(74) Representative:
Emel'janov Evgenij Ivanovich

(54) TRAFFIC CONTROL IN COMMUNICATION SYSTEM

(57) Abstract:

FIELD: communication systems transmitting traffic blocks. SUBSTANCE: traffic control using, for example, data-item blocks for traffic measurements in network using asynchronous mode of transmission includes following operations: maintenance of continuously varying value showing if individual traffic block can be transmitted; variation of mentioned value so that traffic intensity lower than particular predetermined value changes mentioned value in first direction but not more than to first predetermined limit and traffic intensity higher than mentioned predetermined value changes mentioned value in second direction; rejection of traffic blocks at instant when this value in mentioned second direction rises to mentioned second predetermined second limit. In order to ensure saving of frequency band of system, mentioned value is also changed for traffic blocks being rejected in mentioned

second direction but not more than to particular predetermined third limit (-D, H); when mentioned value is between second and third limits, it should change again in first direction at least to mentioned second limit before traffic blocks are received. EFFECT: improved precision of data transmission. 6 cl, 11 dwg



RU 2 166 236 C2

RU 2 166 236 C2

Изобретение относится к способу управления трафиком в системе связи, передающей блоки трафика, причем способ включает операции поддержания постоянно изменяющейся величины для блоков трафика, значение которой в любой момент времени определяет, может ли индивидуальный принятый блок трафика быть передан, изменения для принятых блоков трафика значения указанной величины так, чтобы интенсивность трафика ниже, чем конкретное предварительно установленное значение, изменяла значение указанной величины в первом направлении, но не более чем до предварительно определенного первого предельного значения, а интенсивность трафика выше, чем указанное предварительно определенное значение, изменяла значение указанной величины во втором направлении; и начала режекции блоков трафика, когда значение указанной величины в упомянутом втором направлении достигает конкретного предварительно определенного второго предельного значения. Изобретение также относится к фильтрам трафика для ограничения трафика в системе связи, пересылающей блоки трафика, такие как блоки элементов данных.

Решение, соответствующее изобретению, может быть использовано, например, при измерении трафика с использованием блоков из элементов данных в сети с асинхронным режимом передачи (ATM), но также оно применимо во взаимосвязи с другими типами трафика, например при пересылке вызовов, как будет пояснено ниже. Ввиду разнообразия условий передачи данных блоки данных, пакеты, вызовы и т.п. элементы данных, передаваемые в системе, будут ниже называться обобщенным термином "блок трафика".

Обычно при установлении соединения для вызова или на этапе установки соединения согласуют параметры, которыми должно характеризоваться это соединение. Типовые параметры соединения включают максимальную скорость и среднюю скорость трафика. С точки зрения сети не всегда обеспечивается, что согласованные параметры будут автоматически устанавливаться для каждого соединения. Причина этого заключается в том, что для пользователя затруднительно точно знать заранее характеристики трафика. Например, может оказаться весьма трудно заранее определить среднюю скорость передачи в битах сжатого видеосигнала. Абонентская аппаратура может быть неисправной или пользователи могут преднамеренно дать заниженную оценку требований по ширине полосы для поддержания затрат на более низком уровне. Ввиду, например, указанных причин необходимо гарантировать в интерфейсе "сеть-абонент", чтобы источники трафика оставались в согласованных пределах на этапе установления соединения.

Были разработаны различные механизмы для определения стратегии оценки источников трафика, большинство из которых предусматривает определение средней и максимальной скоростей для источника трафика и длительности активных периодов. Одним из таких механизмов является так называемый принцип "протекающего ведра", раскрытый, например, в работе Raif O.

Onvural, Asynchronous Transfer Mode Networks, Performance Issues, Artech House Inc., 1994 (ISBN 0-89006-662-0), Chapter 4.5.1. Этот принцип использован, например, в алгоритме GCRA (алгоритм основной скорости передачи элементов данных) функции UPC (управление параметрами использования) сети с асинхронным режимом передачи (сети ATM), причем алгоритм GCRA используется для контроля того, что трафик элементов данных в сети соответствует соглашению о параметрах трафика для конкретного соединения.

Вышеупомянутые известные механизмы, однако, не являются наилучшими возможными, например, в таких применениях, в которых конкретный малый информационный блок (элемент данных) критичен с точки зрения корректного приема большого информационного блока. В таком случае потеря малого информационного блока, например кадра AAL (уровня ATM адаптации), может привести к необходимости повторной передачи большого количества информации. Например, если поток данных разделен на "сегменты", которые сжаты и закодированы, так что каждый зашифрованный блок данных имеет длину в несколько сотен элементов данных, то потеря одного или нескольких элементов данных может привести к тому, что приемник не сможет восстановить блок данных и все элементы конкретного блока данных необходимо будет передать повторно.

Использование известных механизмов контроля в вариантах реализации того типа, который описан выше, приводит к бесполезному расходованию сетевых ресурсов. Это связано с тем, что известные механизмы ограничивают так, чтобы принимаемый трафик всегда соответствовал соглашению о параметрах трафика (т. е. режетируются только блоки трафика, нарушающие соглашение о параметрах трафика), причем режетирование конкретной части приводит к тому, что должны повторно передаваться принятые блоки трафика.

Задачей настоящего изобретения является устранение наиболее простым способом недостатка, указанного выше. Этот результат достигается в способе, соответствующем изобретению, который отличается тем, что указанное значение величины также изменяется для режетируемых блоков трафика в упомянутом втором направлении, но не более чем до конкретного предварительно определенного третьего предельного значения, причем когда значение указанной величины находится между вторым и третьим предельными значениями, оно должно быть вновь изменено в упомянутом первом направлении, по меньшей мере, до упомянутого второго предельного значения, прежде чем блоки трафика будут приняты. Второй вариант осуществления настоящего изобретения относится к способу управления трафиком в системе связи, пересылающей блоки трафика, причем способ включает этапы вычисления теоретического времени прихода (TAT) для следующего приходящего блока трафика, причем действительное время прихода входящего блока трафика определяет, может ли пересылаться конкретный блок трафика; изменения посредством принимаемых блоков трафика теоретического времени прихода так, что

интенсивность трафика ниже, чем конкретное предварительно определенное значение, изменяет теоретическое время прихода меньше, чем интенсивность трафика более высокая, чем упомянутое предварительно определенное значение; и режектирования блока трафика, приходящего раньше теоретического времени прихода (TAT) на величину конкретного предварительно определенного интервала времени, определяемого моментом времени (TAT-L). Данное изобретение отличается тем, что режектированные блоки трафика используются при изменении теоретического времени прихода, но не более чем до конкретного предварительно определенного предельного значения (время + N).

Изобретение также относится к фильтру для ограничения трафика в системе связи, передающей блоки трафика, такие как элементы данных, причем фильтр содержит средство для поддержания непрерывно изменяющейся величины, значение которой в любой момент времени определяет, может ли индивидуальный блок трафика быть принят для пересылки; средство для изменения значения такой величины для принимаемых блоков трафика так, что интенсивность трафика, более низкая, чем конкретное предварительно определенное значение, изменяет значение указанной величины в первом направлении, но не более чем до предварительно определенного первого предельного значения, а интенсивность трафика, более высокая, чем указанное предварительно определенное значение, изменяет значение указанной величины во втором направлении; и средство для режектирования блоков трафика, когда значение указанной величины достигает и превышает в упомянутом втором направлении конкретное предварительно определенное второе предельное значение. Изобретение отличается также тем, что оно дополнительно содержит средство для изменения значения указанной величины для режектируемых блоков трафика в упомянутом втором направлении, но не более, чем до конкретного предварительно определенного третьего предельного значения.

Изобретение также относится к фильтру для ограничения трафика в системе связи, передающей блоки трафика, такие как элементы данных, причем фильтр содержит вычислительное средство для вычисления теоретического времени прихода, соответствующего времени прихода следующего блока трафика; средство сравнения для сравнения действительного времени прихода приходящего блока трафика с вычисленным теоретическим временем прихода и с временем, зависящим от него; и средство принятия решения, реагирующее на результат, полученный средством сравнения, для определения, может ли индивидуальный блок трафика быть принят для пересылки. Изобретение отличается тем, что вычислительное средство выполнено с возможностью изменения теоретического времени прихода также для режектируемых блоков трафика, но не более чем на конкретное предварительно определенное предельное значение.

Идея изобретения состоит в модификации известных механизмов

управления в низкочастотном направлении, чтобы они осуществляли фильтрацию всего трафика от источника трафика, не подчиняющегося согласованным параметрам.

Решение, соответствующее изобретению, обеспечивает простым способом создание механизма управления, позволяющего сэкономить полосу частот сети во взаимосвязи с типами источников трафика, описанными выше.

В последующем описании изобретение и его предпочтительные варианты осуществления будут описаны более детально со ссылками на иллюстрирующие чертежи, на которых представлено следующее:

Фиг. 1 - иллюстрация известного принципа "банка маркеров",

Фиг. 2 - блок-схема последовательности операций, осуществляемой в прореживающей логической схеме (т.е. фильтре) в соответствии с фиг. 1,

Фиг. 3a - блок-схема, иллюстрирующая способ, соответствующий изобретению, согласно первому варианту,

Фиг. 3b - блок-схема, иллюстрирующая работу прореживающей логической схемы по фиг. 3a,

Фиг. 3c - иллюстрация работы прореживающей логической схемы в соответствии с изобретением,

Фиг. 4 - блок-схема, иллюстрирующая работу второй известной прореживающей логической схемы,

Фиг. 5 - блок-схема последовательности операций, иллюстрирующая способ, соответствующий изобретению, в применении к известной прореживающей логической схеме, показанной на фиг. 4,

Фиг. 6 - блок-схема, иллюстрирующая работу третьей известной прореживающей логической схемы,

Фиг. 7a - блок-схема последовательности операций, иллюстрирующая способ, соответствующий изобретению, в применении к известной прореживающей логической схеме, показанной на фиг. 6,

Фиг. 7b - блок-схема, иллюстрирующая работу прореживающей блок-схемы по фиг. 7a и

Фиг. 8 - иллюстрация альтернативного варианта осуществления прореживающей логической схемы в соответствии с изобретением.

Поскольку настоящее изобретение требует лишь незначительных модификаций известных механизмов управления, то сначала со ссылками на фиг. 1 и фиг. 2 будет описан известный принцип "банка маркеров".

Для входящих блоков трафика, таких как элементы данных, организован банк или пул маркеров 12, в который маркеры добавляются с конкретной постоянной частотой. Пул имеет максимальный размер, и маркеры, поступающие в пул после его заполнения, будут потеряны. Каждый приходящий блок трафика должен брать маркер из пула перед тем, как сервер 11, предназначенный для пересылки трафика, сможет осуществить такую пересылку. Если пул пустой при поступлении блока трафика, то данный блок трафика будет режектирован. Размер пула определяет максимальное предельное значение для размера пакета, который может пересылаться. Пул маркеров, таким образом, образует ресурс, который создается для

потока трафика и который сокращается под воздействием входящего трафика и возрастает, поочередно, во времени. Такое устройство могло бы представлять собой фильтр или прореживающую логическую схему G, причем один вход этой логической схемы обозначен как IN (вход), а два выхода обозначены как PASS (прохождение) и GAP (пауза). Входящие блоки трафика направляются на вход IN прореживающей логической схемы, а пропускаемые блоки трафика пересылаются с выхода PASS. Прореживающая логическая схема ограничивает частоту (частоту появления) блоков трафика, так что объем прошедшего трафика за единицу времени не превышает вышеупомянутого параметра пропускания U (блоков трафика в секунду). В случае, когда объем входящего трафика за единицу времени превышает значение U, прореживающая логическая схема направляет некоторые из блоков трафика на выход GAP, так чтобы скорость выходного трафика с выхода PASS не превышала U.

На фиг. 2 показана блок-схема последовательности операций в процессе работы прореживающей логической схемы, основанной на принципе банка маркеров. В памяти прореживающей логической схемы запомнены следующие параметры:

- время t_2 , соответствующее последнему пришедшему блоку трафика (которое первоначально то же самое, что и текущее время t_1),

- предельное значение U для прореживающей логической схемы (фиксированное значение). В случае, когда объем в среднем входящего трафика ниже, чем U, то режектирование блоков входящего трафика не происходит (в идеальном случае). В случае, когда объем предоставляемого трафика превышает указанное значение, механизм управления обеспечивает режекцию части блоков трафика.

- размер B (фиксированное значение) пула,
- значение b счетчика пула, представляющее число маркеров в пуле в любой конкретный момент времени. Первоначально значение b может быть, например, равно нулю, и число "маркеров" может увеличиваться с постоянной частотой соответственно предельному значению U (как следует из этапа 23 на блок-схеме последовательности операций). Однако размер пула (значение счетчика) обновляется только при поступлении блока трафика и на основе величины для принятия решения о том, может ли быть принят данный блок трафика.

После приема нового блока трафика (этап 21) прореживающая логическая схема запоминает текущее время в переменной t_1 (этап 22). После этого прореживающая логическая схема обновляет размер пула, т.е. вычисляет значение для величины $[Ux(t_1 - t_2) + b]$, сравнивает его со значением B и выбирает для переменной b меньшее из этих значений. Кроме того, прореживающая логическая схема обновляет значение переменной t_2 (этап 23). Затем прореживающая логическая схема проверяет, имеет ли переменная b значение, превышающее нулевое (этап 24). Если это так, то по ходу переменной присваивается

истинное значение (T), и значение счетчика уменьшается, т.е. счетчик получает отрицательное приращение (этап 25a). В случае, если значение счетчика b не превышает нулевое значение, по ходу переменной присваивается ложное значение (F) (этап 25b). И, наконец, на этапе 26 значение прохода переменной вводится, что означает, что логическая схема принимает решение либо о пропуске, либо о режке (первое - в случае значения прохода = T, второе - в случае значения прохода = F).

В соответствии с изобретением операция способа управления, описанного выше, модифицируются так, чтобы трафик мог накапливать не только "избыток" маркеров, но и их "недостаток", который должен быть восполнен перед пересылкой трафика. На практике это означает, что число маркеров может быть также отрицательным, т.е. размер пула имеет не только положительное предельное значение (B), но и отрицательное предельное значение, обозначенное опорным значением -D. Это предельное значение, следовательно, представляет собой минимальное значение счетчика пула.

На фиг. 3a иллюстрируется работа прореживающей логической схемы, соответствующей изобретению. После прихода нового блока трафика (этап 31) прореживающая логическая схема запоминает текущее время в переменной t_1 (этап 32). После этого прореживающая логическая схема вычисляет значение для величины $[Ux(t_1 - t_2) + b]$, сравнивает его со значением B и выбирает для переменной b меньшее из этих значений. Кроме того, прореживающая логическая схема обновляет значение переменной t_2 (этап 33). Затем прореживающая логическая схема проверяет, имеет ли переменная b (т.е. размер пула) значение, превышающее нулевое (этап 34). Если это так, то по ходу переменной присваивается истинное значение (T), и счетчик получает отрицательное приращение (этап 35b). В случае, если значение счетчика b не превышает нулевое значение, по ходу переменной присваивается ложное значение (F) (этап 35a). После этого проверяется, превышает ли значение счетчика предельное значение -D (этап 36). Если это так, то для счетчика будет выбрано большее из значений -D и b-1 (этап 37). Затем на этапе 38 значение прохода переменной вводится. Если на этапе 36 обнаружено, что значение счетчика не превышает -D, то процедура непосредственно переходит на этап 38, к которому также производится непосредственный переход с этапа 35b, на котором по ходу переменной присваивается истинное значение (T).

Таким образом, значение счетчика будет, согласно изобретению, убывать (т.е. счетчик будет получать отрицательное приращение) на каждый режектируемый блок трафика, пока не будет достигнуто ниже предельное значение -D (см. этап 37). Иными словами, посредством режектируемых блоков трафика значение счетчика будет обновляться даже после того, как пул станет пустым, при этом поток трафика становится "с недостатком". Поток трафика находится в "диапазоне недостаточности", пока для значения b счетчика выполняется соотношение $-D \leq b < 0$. Как показано на фиг. 3a, счетчик должен

показать значение, превышающее нуль, чтобы блоки трафика могли пересылаться. Поток трафика со скоростью, намного превышающей частоту генерирования (U) маркеров, находится постоянно в состоянии "с недостатком", что означает, что все или, по крайней мере, большинство блоков трафика будут режектироваться. Иными словами, прореживающая логическая схема работает в соответствии с логикой низкочастотной фильтрации.

На фиг. 3b представлена блок-схема прореживающей логической схемы, которая может работать, например, в соответствии с тем, как представлено на фиг. 3a. Основным звеном прореживающей логической схемы является блок принятия решения DM, который имеет вход IN и выходы PASS и GAP (см. фиг. 4).

Прореживающая логическая схема, кроме того, содержит память M1 для переменных (t_1 , t_2 и b), а также память M2 для постоянных параметров (U, B и -D). Помимо блоков памяти прореживающая логическая схема содержит средство вычисления CALC, часы CLK и, возможно, таймерное средство T, которое суммирует "маркеры" (таймерное средство не является принципиально необходимым, как следует из фиг. 3b). После поступления нового блока трафика блок принятия решения DM осуществляет управление часами CLK для запоминания текущего времени в памяти M1, после чего он управляет средством вычисления CALC для вычисления значения переменной b и для запоминания его в памяти M1. Затем в блоке принятия решения производится сравнение переменной b . В зависимости от того, превышает ли переменная b нулевое значение или значение -D, блок принятия решения обновляет соответствующие переменные, как описано выше. После этого блок принятия решения выдает импульс либо на выход PASS, либо на выход GAP в зависимости от того, пропускается блок трафика или нет.

Реализация способа прореживания вызовов иллюстрируется на фиг. 3c. Если объем в среднем приходящего трафика (показанного на горизонтальной оси) ниже, чем вышеупомянутое максимальное значение U, то прореживание отсутствует (в идеальном случае). Если объем в среднем предоставляемого трафика превышает указанное значение, то прореживающая логическая схема будет режектировать все блоки трафика (путем направления их на выход GAP). Идеальный случай представлен прерывистой линией, а практически реальный случай - сплошной линией. На практике характеристическая кривая (сплошная линия) представляет собой сглаженную аппроксимацию кусочно-линейной характеристической кривой (пунктирная линия) для идеального случая. Форма, которую будет иметь характеристическая кривая для прореживающей логической схемы, также зависит от значений, принятых для постоянных параметров D и B.

Принцип "протекающего ведра" или принцип "банка маркеров" может быть проиллюстрирован различными путями в зависимости от того, какие переменные подвергаются проверке и с какой точки зрения осуществляется проверка. Например, использование маркеров не является

необходимым, причем используемый ресурс может представлять собой время. Поэтому ниже представлены варианты решения, соответствующие изобретению, в применении к другим аналогичным известным механизмам управления.

На фиг. 4 представлена блок-схема последовательности операций для механизма, реализующего принцип "протекающего ведра" в постоянном состоянии, соответствующий механизму, описанному в документе ATM Forum's ATM User-Network Interface Specification, Version 3.1, p. 79. В этом случае прореживающая логическая схема запоминает в своей памяти следующие параметры:

- время прихода t_2 последнего принятого блока трафика (которое первоначально то же самое, что и текущее время t_1),

- промежуточное время прихода (IAT), которое представляет собой величину, обратную предельному значению U прореживающей логической схемы и фиксированной единице приращения, на которую производится приращение счетчика на каждый принятый блок трафика,

- значение счетчика b , которое увеличивается по мере увеличения скорости трафика. Значение счетчика убывает с частотой, соответствующей предельному значению U, но убывание (отрицательное приращение) осуществляется только после прихода блока трафика,

- переменную a , которая представляет собой вспомогательную переменную, соответствующую в принципе значению счетчика b ,

- предельное значение режекции L, соответствующее значению счетчика, превышение которого приводит к режекции блоков трафика. (Максимальное значение счетчика есть $L + IAT$, а его минимальное значение, исключая короткий этап обнуления, есть IAT).

После прихода нового блока трафика (этап 41) прореживающая логическая схема запоминает текущее время в переменной t_1 (этап 42). После этого прореживающая логическая схема присваивает вспомогательной переменной a значение $a = b$ - ($t_1 - t_2$), т.е. значение, которое получается путем вычитания времени, прошедшего от последнего пропущенного блока трафика, из текущего значения счетчика (этап 43). Затем прореживающая логическая схема проверяет, имеет ли вспомогательная переменная b значение, меньшее нуля (этап 44). Если это так (т.е. имеет место незначительный трафик), то вспомогательная переменная устанавливается на нулевое значение (этап 45b), после чего процедура переходит к этапу 46b, на котором счетчик получает значение $b = a + IAT$, походу переменной присваивается истинное значение (T), а время прихода предшествующего принятого блока трафика обновляется. (После этапа 45b счетчик, таким образом, получает значение IAT).

Если на этапе 44 обнаружено, что вспомогательная переменная не имеет значения меньшего, чем нуль, то на этапе 45a проверяется, имеет ли вспомогательная переменная значение, превышающее определенное верхнее предельное значение L (т.е. имеет ли упомянутое "ведро" в итоге

накопленный "запас" в такой степени, что он может быть использован для пересылки конкретного блока трафика). Если значение вспомогательной переменной превышает L , интервал слишком короток (слишком высокая частота появления) относительно накопленного "запаса", то при этом прохождении переменной присваивается значение ложного (F) прохода на этапе 46а, с которого процедура переходит на этап 47, где вводится значение прохода переменной.

Если на этапе 45а обнаружено, что значение вспомогательной переменной не превышает L (т. е. интервал не слишком короток по отношению к накопленному "запасу"), то процедура переходит к этапу 46b, где значение счетчика и время прихода предшествующего принятого блока трафика обновляются и прохождению переменной присваивается истинное значение (T).

В данном варианте осуществления содержимое "ведра" (содержимое, соответствующее значению b счетчика) "протекает" с постоянной скоростью U , а, с другой стороны, содержимое "ведра" получает приращение на каждый принятый блок трафика. Счетчик постоянно будет показывать значение, ниже или равное L для блоков трафика, подлежащих приему.

В решении, соответствующем изобретению, вариант осуществления, описанный выше, модифицирован так, как представлено на фиг. 5, т.е. путем добавления после этапа 46а (этапа 56а на фиг. 5) дополнительного этапа. Кроме того, переменная t_2 в этом случае обозначает время прихода предшествующего блока трафика. Работа в этом случае осуществляется, как описано ниже, при этом ссылочные позиции соответствующих ссылочным позициям по фиг. 4, за исключением того, что они начинаются с цифры 5, согласно номеру чертежа. Вспомогательная переменная a в данном варианте не требуется.

После прихода нового блока трафика (этап 51) прореживающая логическая схема запоминает текущее время в переменной t_1 (этап 52). После этого прореживающая логическая схема присваивает вспомогательной переменной a значение $b = b - (t_1 - t_2)$, т.е. значение, которое получается путем вычитания времени, прошедшего от последнего блока трафика, из текущего значения счетчика. Кроме того, переменной t_2 дается значение переменной t_1 (этап 53). Затем прореживающая логическая схема проверяет, имеет ли вспомогательная переменная b значение, меньшее нуля (этап 54). Если это так, то счетчик устанавливается на нулевое значение (этап 55b), после чего процедура переходит к этапу 56b, на котором счетчик получает значение $b = b + IAT$, прохождению переменной присваивается истинное значение (T).

Если на этапе 54 обнаружено, что счетчик не имеет значения меньшего, чем ноль, то на этапе 55а проверяется, имеет ли счетчик значение, превышающее определенное верхнее предельное значение L . Если значение счетчика превышает L , то прохождению переменной присваивается значение ложного (F) прохода на этапе 56а. После этого процедура переходит на этап 57, где

вычисляется значение $b + IAT$, и значение счетчика обновляется, устанавливаясь на меньшее из значений $b + IAT$ и H , где H - предварительно определенное предельное значение счетчика, которое счетчик не должен превышать (заметим, что $0 < L < H$). После обновления значения счетчика процедура переходит к этапу 58, где осуществляется ввод значения прохода переменной.

Если на этапе 55а обнаружено, что значение счетчика не превышает L , то процедура переходит к этапу 56b, где значение счетчика и время прихода предшествующего принятого блока трафика обновляются, как описано выше, и прохождению переменной присваивается истинное значение (T).

В данном варианте также осуществляется обновление значения счетчика на каждый режетируемый блок трафика. В этом случае обновление может продолжаться только до достижения счетчиком верхнего предельного значения H . Таким образом, счетчик обновляется и режетируемыми блоками трафика, при этом поток трафика переходит в состояние "с недостатком". Диапазон состояния "с недостатком" в этом случае относится к диапазону, где для отсчета b счетчика выполняется соотношение $L < b \leq H$. Как показано на фиг. 5, отсчет счетчика должен снизиться, по меньшей мере, до предельного значения L , прежде чем блоки трафика будут пересылаться.

Операции, иллюстрируемые на фиг. 5, могут также выполняться устройством, показанным на фиг. 3b. В данном случае, однако, в памяти M2 запоминаются различные постоянные параметры (U , L и H).

В представленном выше описании модификации были введены в известный алгоритм, который показан на фиг. 4 и описан в вышеупомянутом источнике (ATM Forum's User Network Interface Specification). Аналогичные модификации могут быть введены в алгоритм виртуального планирования, описанный в вышеупомянутой спецификации, как эквивалентный описанному выше механизму "протекающего ведра" в постоянном состоянии. На фиг. 6 показана блок-схема, иллюстрирующая механизм виртуального планирования, который обеспечивает обработку текущего времени. В данном случае прореживающая логическая схема запоминает в своей памяти следующие параметры:

- теоретическое время прихода (TAT), которое сравнивается с текущим временем. Таким образом, TAT соответствует времени, когда должен прийти следующий блок трафика, если бы интервалы между блоками трафика (потока трафика со скоростью U) были равными,

- промежуточное время прихода (IAT), которое представляет собой величину, обратную предельному значению U прореживающей логической схемы и фиксированной единице приращения, на которую производится приращение счетчика на каждый принятый блок трафика,
- предельное значение L режекции.

После прихода нового блока трафика (этап 61) значение переменной t обновляется для соответствия текущему времени (этап 62). После этого на этапе 63 проверяется, меньше ли TAT, чем указанное время. Если это так,

то переменная ТАТ обновляется, устанавливаясь на значение t (этап 64b), после чего процедура переходит к этапу 65b, где вычисляется новое значение ТАТ путем добавления постоянной IAT к предыдущему значению. Дополнительно, проходу переменной присваивается истинное значение (Т).

Если на этапе 63 обнаружено, что значение переменной ТАТ не меньше, чем время, соответствующее времени прихода блока трафика, то процедура переходит на этап 64a, где проверяется, больше ли значение ТАТ, чем $t + L$ (т.е. поступил ли блок трафика раньше момента времени ТАТ - L). Если это имеет место, то на этапе 65a проходу переменной присваивается ложное значение (F). Если это не имеет места, то процедура переходит к этапу 65b, где вычисляется новое значение ТАТ путем добавления постоянной IAT к предыдущему значению. Кроме того, проходу переменной присваивается истинное значение (Т). От этапов 65a и 65b процедура переходит к конечному этапу (этап 66), где осуществляется ввод прохода переменной.

В вышеописанном механизме вычисленное значение ТАТ, таким образом, соответствует значению счетчика из предыдущего примера, причем данное значение указывает на "размер пула" в момент прихода каждого блока трафика. В данном случае "счетчик" не имеет верхнего предельного значения (по мере приращения времени). Как можно видеть, описанные выше способы сходны друг с другом: выражение (L/IAT) по существу соответствует размеру пула B, а выражение $(H-D)/IAT$ соответствует параметру D.

Преобразование в фильтр нижних частот, согласно изобретению, может быть осуществлено, как описано выше, путем добавления в ветвь режекции дополнительного этапа 65c (фиг. 7a), где значение переменной ТАТ обновляется таким образом, что обновленное значение равно меньшему из значений $ТАТ + IAT$ и $t + H$. В этом случае обновление переменной ТАТ продолжается в ветви режекции тем же способом, что и в ветви приема (на этапе 65b), но величина $t + H$ представляет собой максимальное значение, допустимое для ТАТ. Диапазон состояния "с недостатком" в данном примере создается путем сдвига, в случае трафика высокой интенсивности, значения ТАТ постепенно, последовательными режетируемыми блоками трафика, но не больше, чем на расстояние H от текущего времени, вместо того, чтобы совсем не выполнять сдвига для режетируемых блоков трафика.

В примерах, соответствующих фиг. 6 и 7a, теоретическое время прихода ТАТ представляет собой величину, которая изменяется соответственно интенсивности трафика. Интенсивность трафика, более низкая, чем предельное значение (U), вызывает относительно малое увеличение значения ТАТ по сравнению с тем, что имеет место в случае интенсивности трафика, превышающей предельное значение.

Операции, иллюстрируемые на фиг. 7a, также могут быть реализованы устройством, показанным на фиг. 7b, где показано устройство, по существу сходное с устройством, показанным на фиг. 3b. После

прихода нового блока трафика блок принятия решения DM управляет часами CLK для запоминания текущего времени в памяти M1, после чего он сравнивает значения переменных t и ТАТ (и, если необходимо, то значения переменных $t + L$ и ТАТ) друг с другом. После этого блок принятия решения DM обновляет, в соответствии с фиг. 7a, новое значение для теоретического времени прихода и выдает импульс либо на выход PASS, либо на выход GAP в зависимости от того, был принят блок трафика или нет.

Выбор того, насколько велик должен быть диапазон состояния "с недостатком", зависит от характеристик, которые желательно обеспечить с помощью прореживающей логической схемы. Чем больше диапазон состояния "с недостатком" (т.е. чем больше значение D или H), тем больше "недостаток" для потока трафика и тем меньше число блоков трафика будет принято. Это показано на фиг. 3c: чем больше диапазон состояния "с недостатком", тем круче переход при предельном значении U на характеристической кривой логической схемы. С другой стороны, чем больше диапазон состояния "с недостатком", тем продолжительнее будет реакция логической схемы на резкое изменение в скорости трафика, когда имеет место переход от очень высокой скорости к скорости меньшей, чем U. Например, если $U = 10$ маркеров в секунду, $D = 20$ маркеров и $g = 100$ элементов данных в секунду, и после этого g внезапно падает до значения $g = 5$ элементов данных в секунду, то потребуются 4 секунды, чтобы логическая схема была выведена из состояния "с недостатком", которому соответствуют 20 маркеров. Только после этого логическая схема будет способна принимать входящие блоки трафика. Предпочтительно, чтобы предельные значения (L, -D, H) и расстояния между ними были целочисленными значениями. Эмпирическое правило состоит в том, что соотношение (с любого направления) между размером диапазона состояния "с недостатком" и размером пула должно быть целочисленным значением. В предпочтительном специальном случае диапазон состояния "с недостатком" равен по величине размеру пула.

Способ, соответствующий изобретению, может быть также реализован, например, с использованием буфера, функционирующего по принципу обработки в порядке поступления (FIFO - "первым пришел, первым обслужен"). Такая реализация показана на фиг. 8. Блоки трафика, такие как элементы данных, запоминаются в буфере 81 в очереди в порядке их прибытия. Если очередь не пустая, то блоки трафика считываются с головной части буфера со скоростью U (блоков трафика в секунду). Если средняя частота прихода превышает значение U, то число блоков трафика в очереди будет возрастать. Блоки трафика, которые прибывают после заполнения очереди, будут режетироваться.

Поток трафика может быть подан, например, на триггерный блок 84, который генерирует импульс на каждый приходящий блок трафика. Буфер снабжен счетчиком 83, который получает информацию, соответствующую скорости трафика, с триггерного блока и с помощью импульсов непрерывно вычисляет свободное

пространство в буфере. Каждый блок трафика, поступающий в очередь, уменьшает отсчет счетчика, а каждый блок трафика, считываемый из очереди сервером 82, увеличивает отсчет счетчика. В случае, когда очередь заполнилась, режетируемые блоки трафика снижают отсчет счетчика до предельного значения $-D$ (где D - положительное целое число). Если счетчик имеет значение меньше нуля, то из буфера не будут считываться блоки трафика, а значение счетчика будет получать приращения с частотой U .

Значения параметров, используемых в способе, соответствующем изобретению, выбираются в соответствии с типом источника трафика. (Если тип источника трафика не известен, то будет использоваться тип источника трафика, устанавливаемый по умолчанию). Предположим, что скорость g источника трафика постоянна и соответствует точно предельному значению U . Это означает, что размер пула остается неизменным, например равным нулю. Если скорость источника изменяется до значения, превышающего U , за короткое время и затем падает до U , то поток трафика будет находиться в постоянном состоянии недостатка в течение интервала, пока не произойдет подобное изменение в противоположном направлении. В случаях источников с постоянной скоростью трафика поэтому предпочтительнее выбрать пул с положительным начальным размером и установить предельное значение U несколько выше, например на долю единицы больше, чем скорость, запрашиваемая источником на этапе установления соединения.

Фильтр (прореживающая логическая схема), соответствующий изобретению, может быть использован совместно с обычным фильтром; в нормальной ситуации трафика используется обычный фильтр, а в ситуациях перегрузки осуществляется переключение на фильтр нижних частот, соответствующий изобретению.

Фильтр может также использоваться таким образом, чтобы пересылаемые элементы данных обозначались в соответствии с их приоритетом, например, по двум категориям. Это может быть осуществлено, например, с помощью бита CLP (приоритет потери элемента данных). При этом отфильтровываются только низкоприоритетные элементы данных, в то время как высокоприоритетные элементы данных не фильтруются совсем. Как вариант, высокоприоритетные элементы данных могут рассматриваться как прозрачные с точки зрения фильтра, иными словами, они не считаются совсем, и при этом высокоприоритетный трафик не оказывает влияния на низкоприоритетный трафик.

Хотя изобретение было описано со ссылками на примеры, иллюстрируемые чертежами, очевидно, что изобретение не ограничивается приведенными примерами и допускает модификации без изменения объема изобретения и его сущности, как раскрыто в описании и в формуле изобретения. Например, в одном из вариантов осуществления, в котором непрерывно вычисляется новое теоретическое время прихода, вместо времени может быть использована любая другая линейно

изменяющаяся величина. Для простоты изложения, однако, в пунктах формулы изобретения ссылки делаются на время (пункт 4).

Формула изобретения:

1. Способ управления трафиком в системе связи, передающей блоки трафика, при котором поддерживают непрерывно изменяющуюся величину для блоков трафика, причем значение этой величины в любой момент времени определяет то, может ли индивидуальный блок трафика быть принят для пересылки, изменяют, для принятых блоков трафика, значение указанной величины так, что интенсивность трафика ниже, чем конкретное предварительно определенное значение, изменяет значение указанной величины в первом направлении, но не более, чем до предварительно определенного первого предельного значения, а интенсивность трафика выше указанного предварительно определенного значения изменяет указанное значение во втором направлении, и начинают режекцию блоков трафика, когда значение указанной величины в упомянутом втором направлении достигает конкретного предварительно определенного значения, отличающийся тем, что значение упомянутой величины также изменяют для режетируемых блоков трафика в упомянутом втором направлении, но не более чем до конкретного предварительно определенного третьего предельного значения ($-D$, H), и когда значение указанной величины находится между вторым и третьим предельными значениями, оно должно вновь изменяться в упомянутом первом направлении, по меньшей мере, до упомянутого второго предельного значения, прежде чем блоки трафика будут приниматься.

2. Способ по п.1, отличающийся тем, что интервал до третьего предельного значения от второго предельного значения выбирают так, чтобы он был равен целому числу.

3. Способ по п.2, отличающийся тем, что интервал до третьего предельного значения от второго предельного значения выбирают так, чтобы он был по существу равен интервалу до первого предельного значения от второго предельного значения.

4. Способ управления трафиком в системе связи, передающей блоки трафика, при котором вычисляют теоретическое время прихода (TAT) для следующего приходящего блока трафика, причем реальное время входящего блока трафика определяет то, можно ли переслать индивидуальный блок трафика, изменяют, посредством принятых блоков трафика, теоретическое время прихода (TAT) так, что интенсивность трафика ниже, чем конкретное предварительно определенное значение, изменяет теоретическое время прихода меньше, чем интенсивность трафика выше указанного предварительно определенного значения, и режетируют блок трафика, приходящий раньше, чем значение TAT на величину, определяемую конкретным предварительно определенным моментом времени (TAT-L), отличающийся тем, что режетируемые блоки трафика также используют для изменения теоретического времени прихода (TAT), но не более чем до конкретного предварительно определенного предельного значения (время

+ H).

5. Фильтр для ограничения трафика в системе связи, передающей блоки трафика, такие как элементы данных, содержащий средство (CALC, M1) для поддержания непрерывно изменяющейся величины, значение которой в любой момент времени определяет то, может ли индивидуальный блок трафика быть принят для пересылки, средство (DM, M1) для изменения значения указанной величины для принятых блоков трафика так, что интенсивность трафика ниже, чем конкретное предварительно определенное значение, изменяет значение указанной величины в первом направлении, но не более чем до предварительно определенного первого предельного значения, а интенсивность трафика выше указанного предварительно определенного значения изменяет указанное значение во втором направлении, и средство (DM) для режекции блоков трафика, когда значение указанной величины в упомянутом втором направлении достигает конкретного предварительно определенного второго предельного значения, отличающийся тем, что содержит средство (DM, M1) для изменения значения упомянутой

величины для режектируемых блоков трафика в упомянутом втором направлении, но не более чем до конкретного предварительно определенного третьего предельного значения (-D, H).

5 6. Фильтр для ограничения трафика в системе связи, передающей блоки трафика, такие как элементы данных, содержащий вычислительное средство (CALC, M1) для вычисления теоретического времени прихода (TAT) для следующего приходящего блока трафика, средство сравнения (DM) для сравнения реального времени прихода приходящего блока трафика с вычисленным теоретическим временем прихода и с временем, зависящим от него, и средство принятия решения (DM), реагирующее на результат, полученный средством сравнения, для определения того, может ли быть принят индивидуальный блок трафика для пересылки, отличающийся тем, что вычислительное средство выполнено с возможностью изменения теоретического времени прихода (TAT) также и для режектируемых блоков трафика, но не более чем до конкретного предварительно определенного предельного значения.

25

30

35

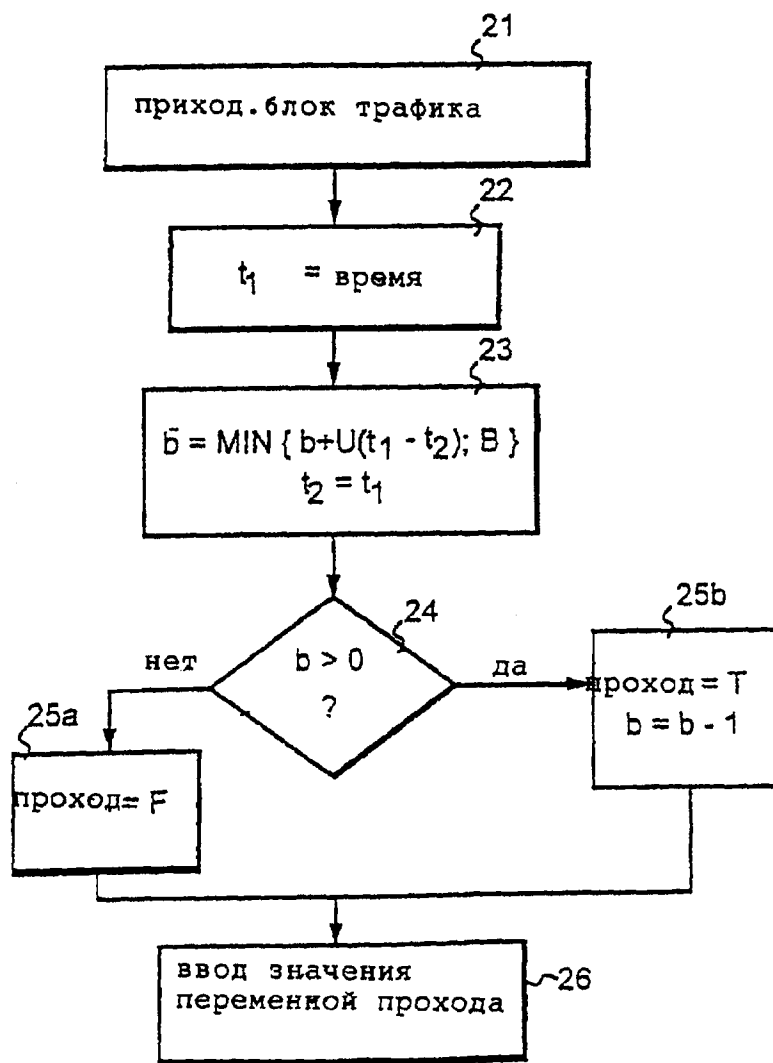
40

45

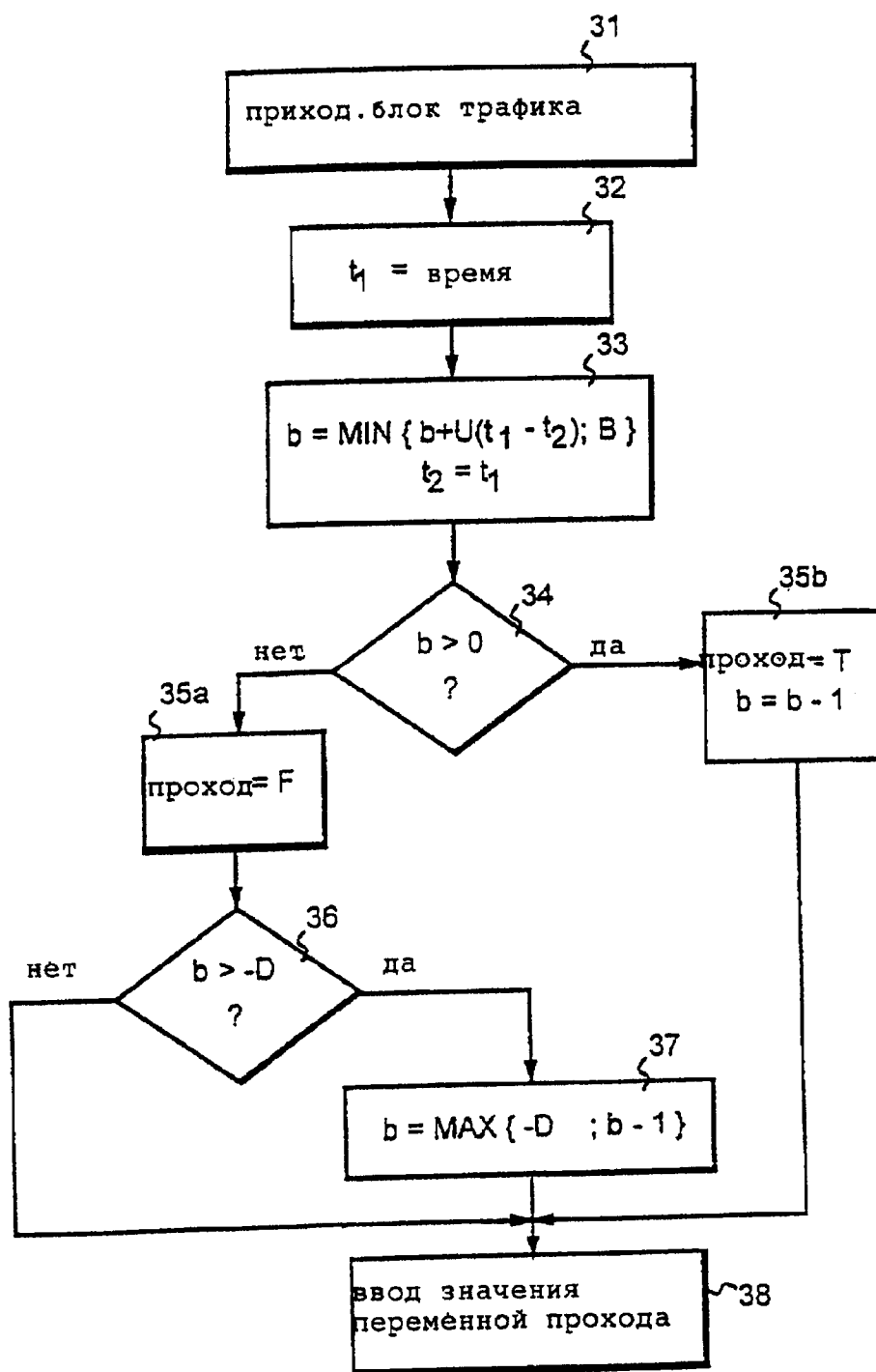
50

55

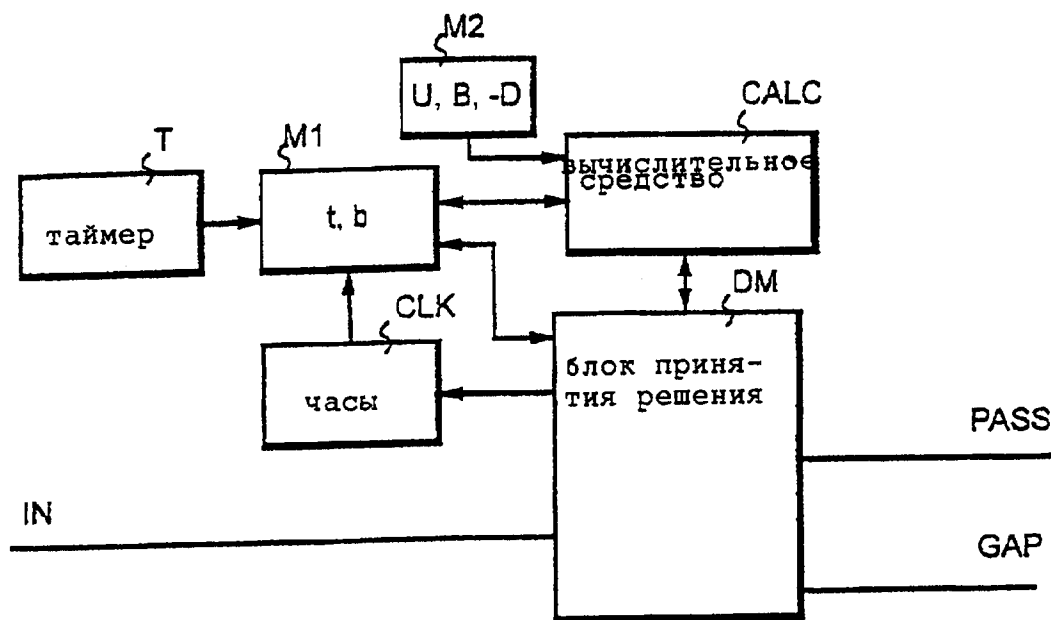
60



Фиг. 2



Фиг. 3а



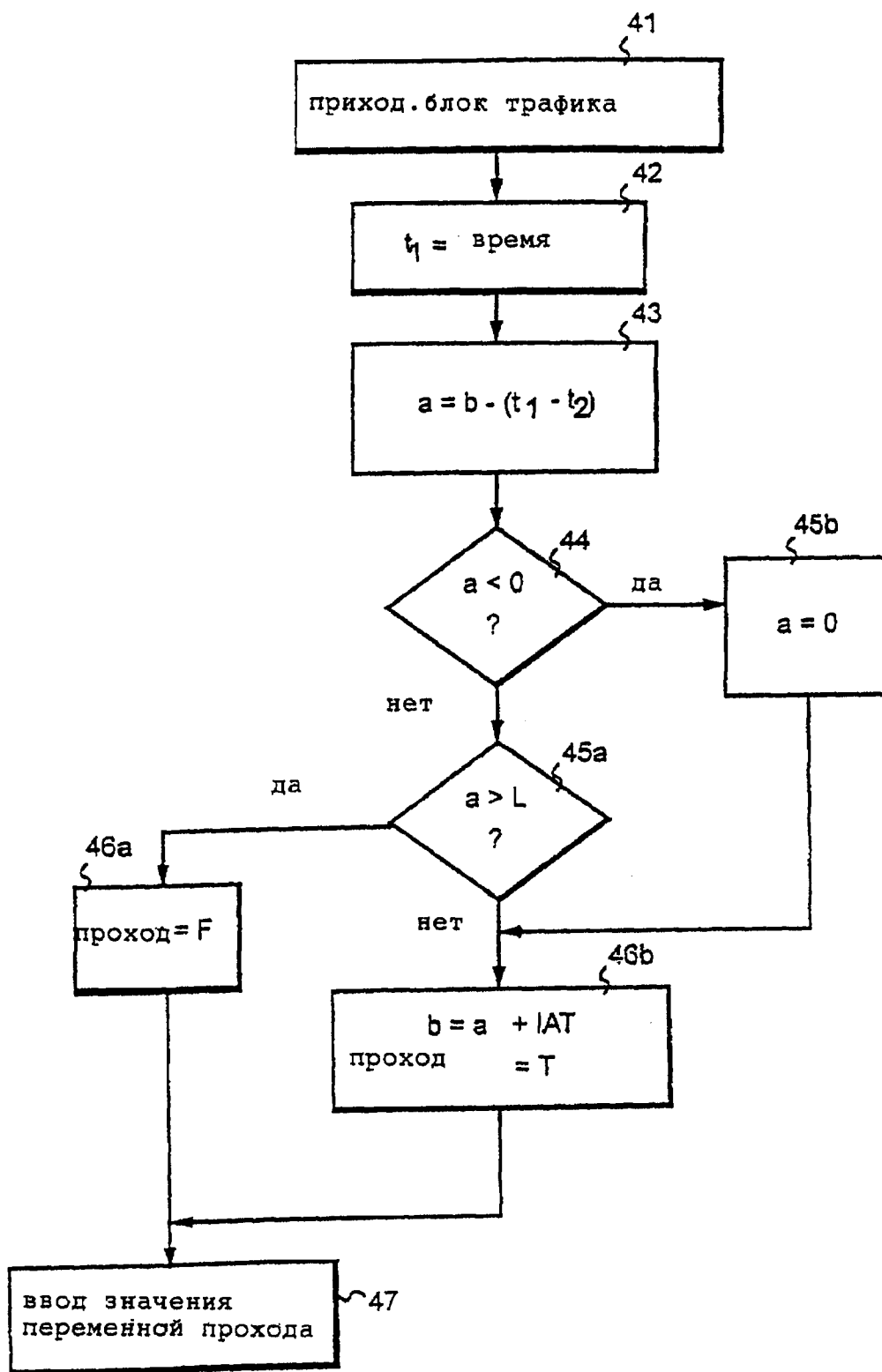
Фиг. 3б



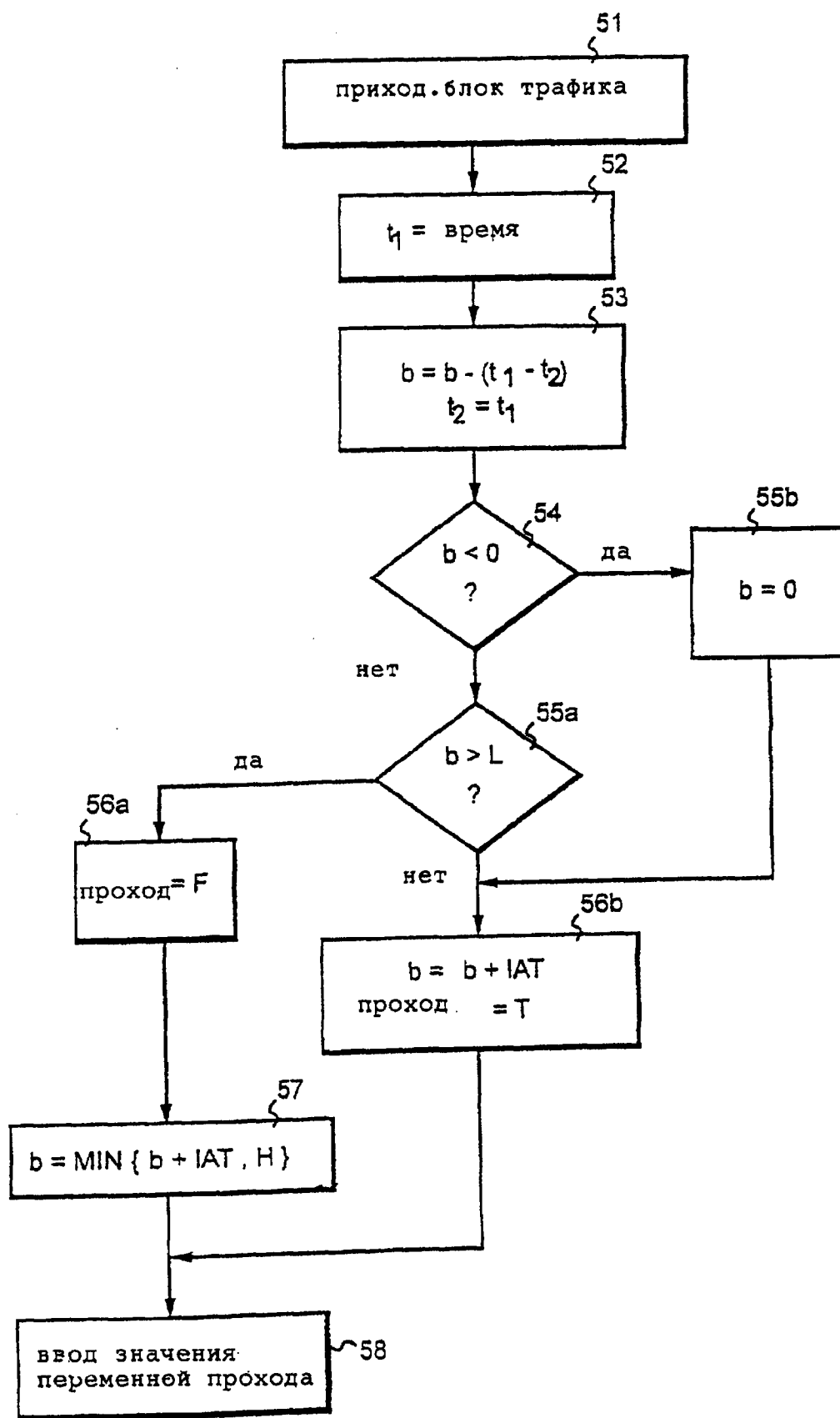
Фиг. 3с

RU 2166236 C2

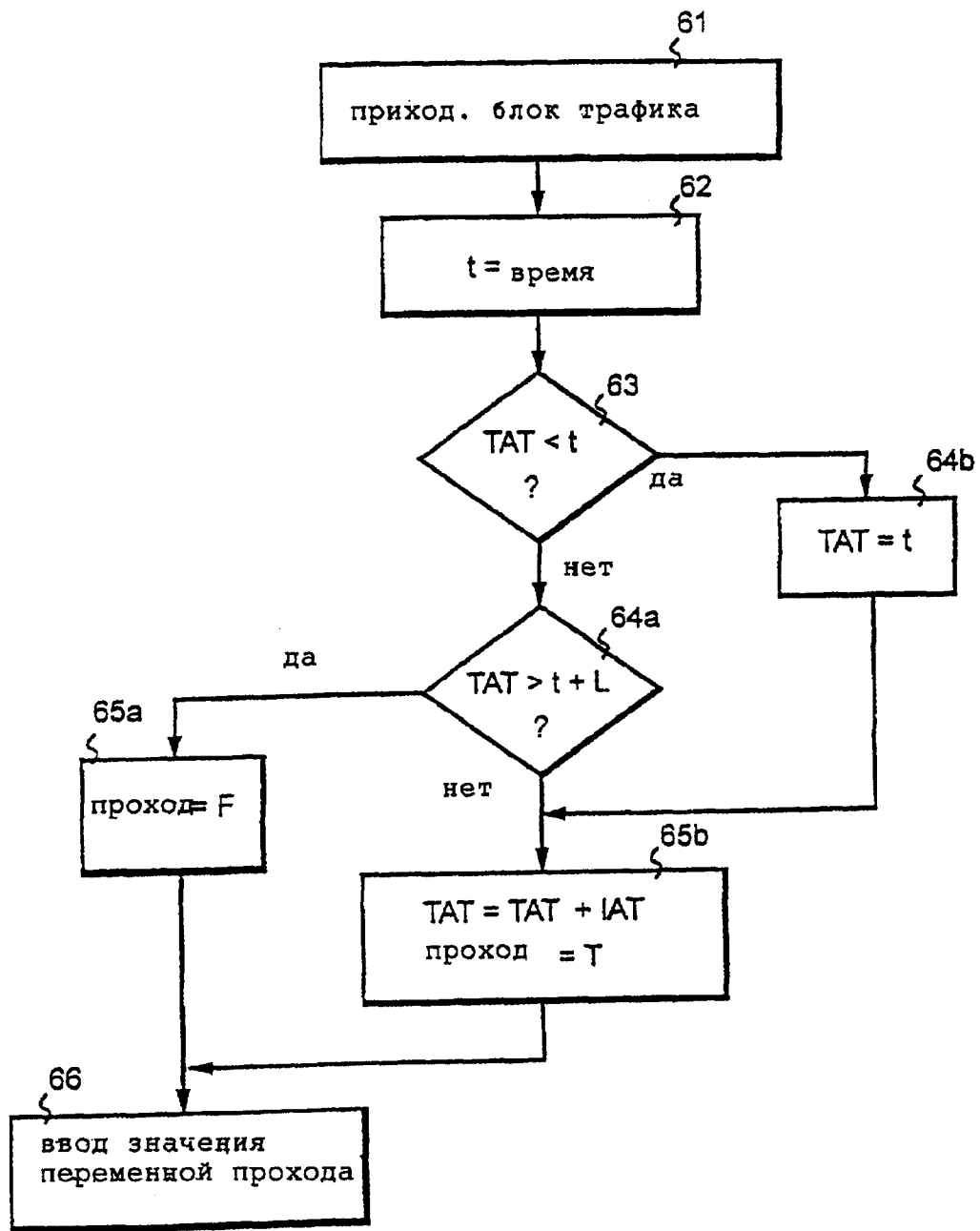
RU 2166236 C2



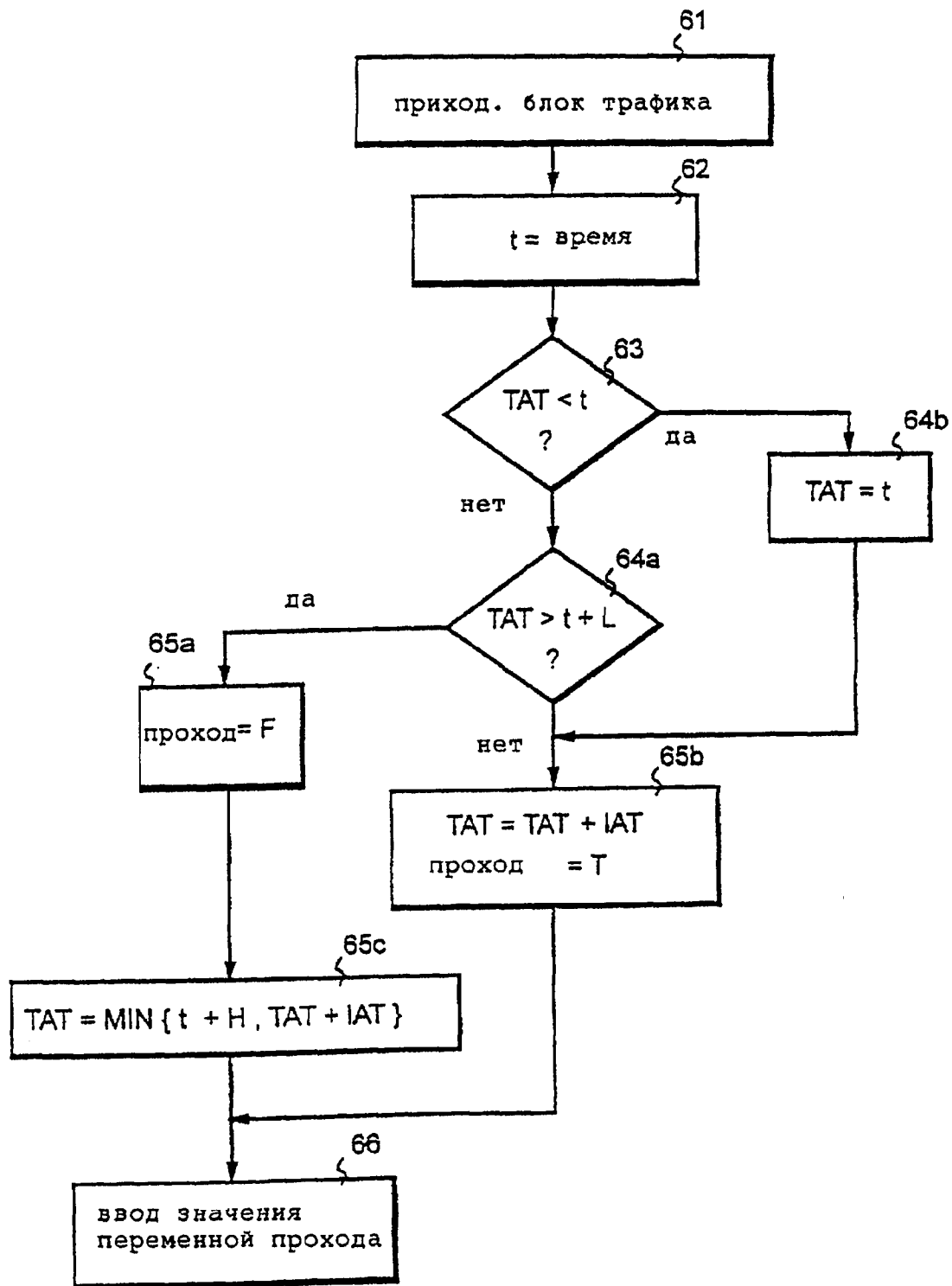
Фиг. 4



Фиг. 5



Фиг. 6



Фиг. 7а